CRYPTO À CLÉ SECRÈTE

L'ÉCHANGE DE CLÉS

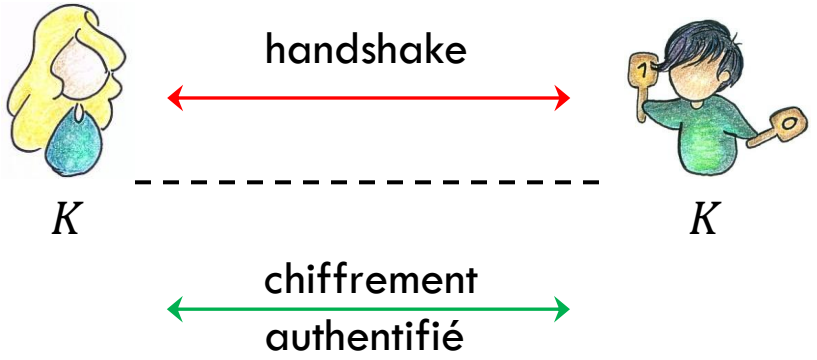
Cristina Onete
cristina.onete@gmail.com

MAC, AUTHENTIFICATION, ...

- Primitives/protocoles basés sur des clés symétriques
- Initialisation de chaque session :
  - **On suppose** que chaque paire de parties possède une clé secrete partagée
  - Au début du jeu de sécurité en MAC et authentification, une clé est choisie **aléatoirement** de l'espace K
- D'où vient une telle clé ?
  - Les deux parties peuvent l'échanger hors ligne
  - En utilisant un protocole d'échange de clé

L'ÉCHANGE DE CLÉS

- Typiquement un protocole à deux parties
- Deux parts :
  - **La poignée de main** : (handshake) les deux parties échangent des messages sur un canal non-sécurisé et finissent par calculer des clés
  - **Le chiffrement authentifié** : en utilisant les clés calculées, les deux parties échangent des messages sur un canal sécurisé

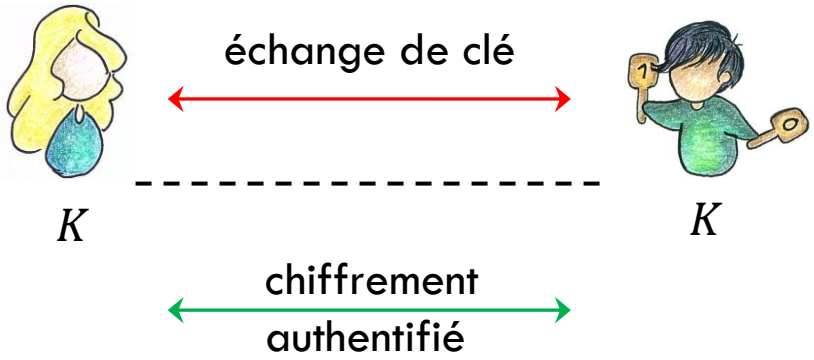


- Le chiffrement authentifié :
  - Aujourd'hui : typiquement AEAD
  - Également possible (moins sécurisé) : combinaison MAC et chiffrement

Dans ce module : surtout la poignée de main

SESSIONS, CLÉS, CLIENT-SERVEUR

- La communication sécurisée a lieu dans des **sessions**
  - Les sessions sont généralement de courte durée
  - Si besoin d'une durée plus longue, on doit pouvoir mettre à jour les clés

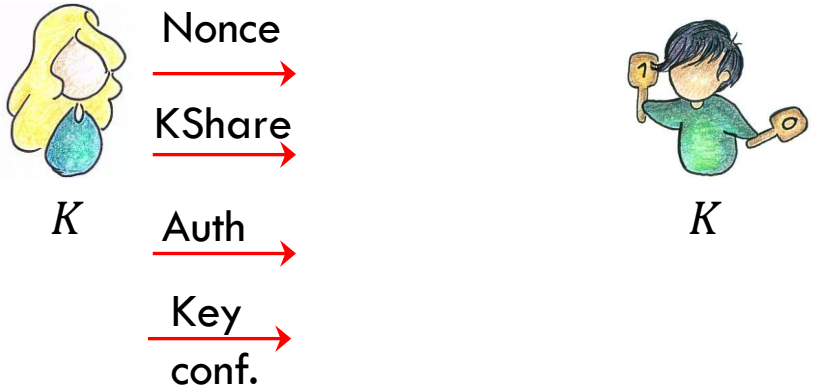


- Chaque session a ses clés :
  - Les clés de 2 sessions différentes doivent être indépendentes et aléatoires
  - Les clés de session peuvent évoluer pendant la session

- Souvent en mode "client-serveur", mais aussi entre deux "peers"
  - mode client-serveur hérité de l'environnement réseau

POIGNÉE DE MAIN : ÉLÉMENTS TYPIQUES

- Fraîcheur : des éléments aléatoires (nonce = number once)
  - Se prémunir contre des attaques par réjeu
- Contributions échange de clés : key shares
  - Pour permettre le calcul d'une nouvelle clé de session
- Authentification
- Confirmation de clés : établir qu'on a calculé les mêmes clés



En fonction de la présence et de l'ordre de ces éléments, une sécurité différente

CLÉ PUBLIQUE, CLÉ SECRETE…

- L'échange de clé existe à clé publique et à clé secrète
- A clé publique :
  - Échange de clé Diffie Hellman, Mécanisme d'encapsulation de clé (KEM), etc.
  - On transforme une ou deux clés publiques dans des clés de session secrètes
- A clé secrète :
  - On transforme des clés secrètes long-terme dans des clés court-terme

L'ÉCHANGE DE CLÉ DANS LA VRAIE VIE

- Navigation Internet (https) : protocole TLS
  - Le même protocole est utilisé dans l'échange de mails (smtps) et d'autres applications (comme VoIP)
- Accès à distance à une machine : protocole ssh
- Réseaux de voitures connectées :
  - Deux voitures peuvent communiquer de façon sécurisée (pour indiquer des embouteillages, accidents, etc.)
- Réseaux de capteurs :
  - Souvent non-intéractif, permet aux capteurs d'envoyer des messages à un terminal centralisé
- Réseaux mobiles : protocole AKA
  - Permet à un utilisateur de recevoir le signal mobile (pour appeller, envoyer des SMS, utiliser l'Internet...)
- Etc. ...

L'AUTHENTIFICATION DANS L'ÉCHANGE DE CLÉS

AUTHENTIFICATION ET ÉCHANGE DE CLÉS

- Les poignées de main ont lieu sur un canal non-sécurisé :
  - Pour se prémunir contre des attaques actives, besoin **d'authentification**
  - Sinon, un attaquant pourrait se faire passer par les deux parties et trouver leurs clés

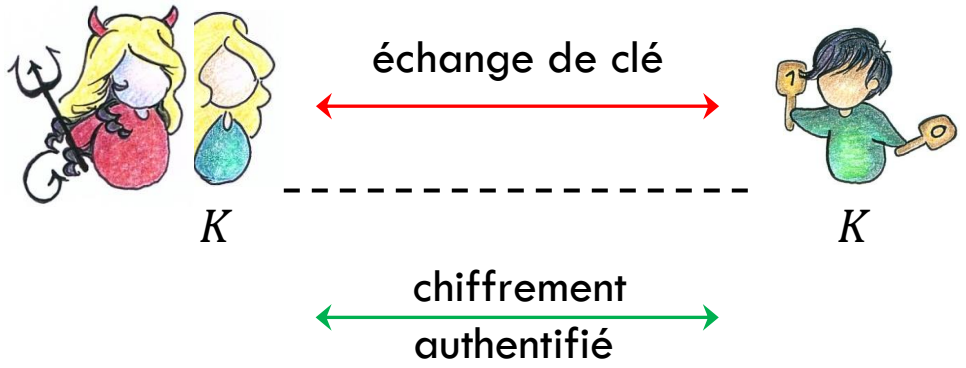
- Le type d'authentification influence la sécurité du protocole :
  - Authentification **unilatérale vs mutuelle**
  - Authentification **implicite vs. explicite**

L'AUTHENTIFICATION UNILATÉRALE

- Le protocole a lieu entre deux entités, seulement une d'elles étant authentifiée

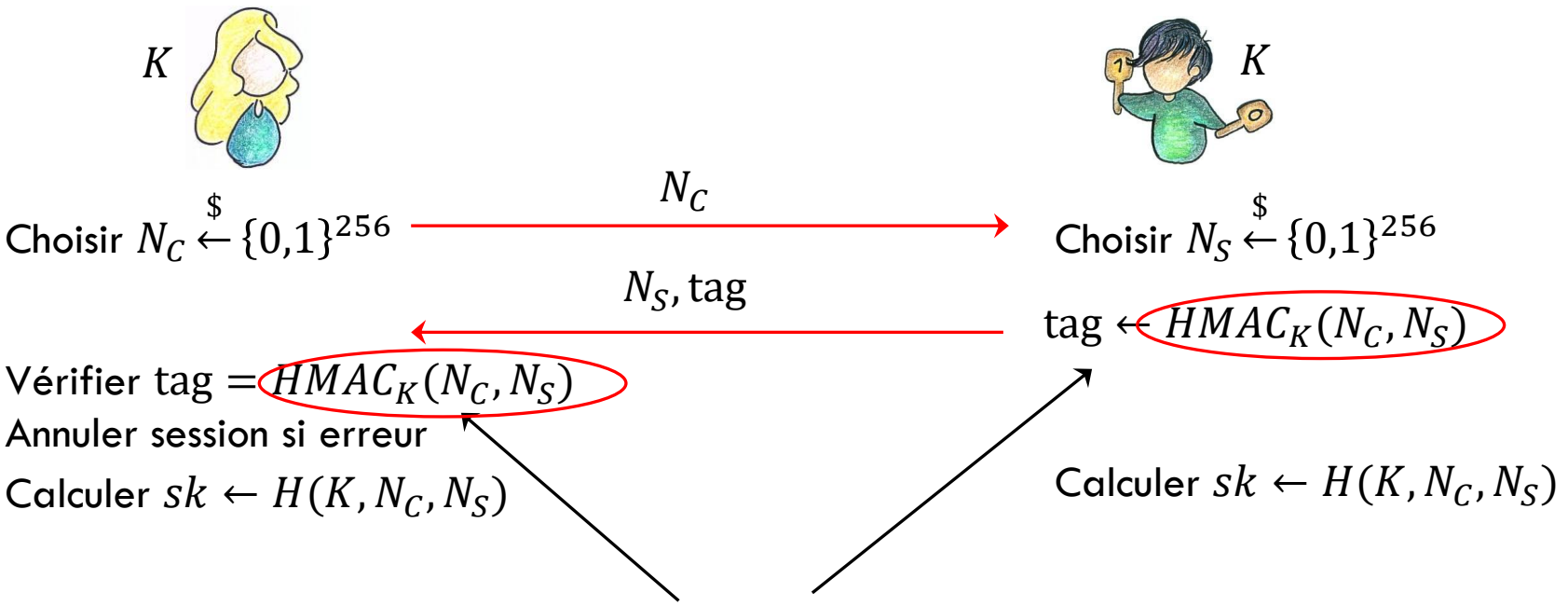
Quelles conséquences pour la sécurité de la clé ?

- La clé sera connue :
  - Soit par deux entités honnêtes (session honnête client-serveur)
  - Soit par l'attaquant et l'entité honnête authentifiée



- Qui s'authentifie ?
  - Dans le cas de TLS c'est le serveur, car la navigation Internet est ouverte à tout le monde
  - Parfois le manque d'authentification permet dans un premier temps d'anonymiser l'échange de clés
  - Ensuite, on peut avoir une authentification mutuelle dans le canal sécurisé, ainsi garantissant plus de privacy

EXEMPLE DE PROTOCOLE



- Authentification du serveur par HMAC, avant le calcul de la clé
- Clé calculée par une fonction de hachage (qui devra se comporter comme un oracle aléatoire)

L'AUTHENTIFICATION MUTUELLE

- Les deux entités s'authentifient réciproquement

- La clé sera connue par :
  - Les deux entités aux bouts du canal sécurisé

- Qui s'authentifie en premier ?
  - Le premier qui authentifie l'autre peut s'ouvrir à des attaques par deni de service
  - Mais il faut aussi prendre en compte la potentielle fuite d'informations sensibles lorsqu'on s'authentifie
  - Souvent par exemple dans les transactions bancaires, c'est le serveurs qui doit s'authentifier en premier

EXEMPLE DE PROTOCOLE

N_C

Choisir $N_C \xleftarrow{\$} \{0,1\}^{256}$

N_S, tag_S

Choisir $N_S \xleftarrow{\$} \{0,1\}^{256}$

$\text{tag}_S \leftarrow HMAC_K(N_C, N_S)$

Vérifier $\text{tag}_S = HMAC_K(N_C, N_S)$

Annuler session si erreur

tag_C

Vérifier $\text{tag}_C = HMAC_K(N_S, N_C)$

Annuler session si erreur

$\text{tag}_C \leftarrow HMAC_K(N_S, N_C)$

Calculer $sk \leftarrow H(K, N_C, N_S)$

Calculer $sk \leftarrow H(K, N_C, N_S)$

- Le serveur s'authentifie en premier

LA SÉCURITÉ DES HANDSHAKES (AKE)

INTUITION DE LA SÉCURITÉ

- Nous aurons un environnement avec beaucoup de parties
  - Chaque partie exécute un nombre de sessions avec des partenaires différents
  - Si une partie "accepte" une session, alors l'instance calcule une ou des clés de session

- Nous allons cibler les clés calculées par une instance d'une partie honnête, qui a accepté
  - ... dont le partenaire est honnête aussi (**Pourquoi ?**)
  - Session **correcte** : la clé est partagée par une instance partenaire
  - Cette clé doit être **indistinguable d'une clé aléatoirement choisie** de l'espace de toute clé possible
  - Elle doit être **indépendente** de la clé de toute autre session
  - De plus, il faut garantir la **sécurité de l'authentification**

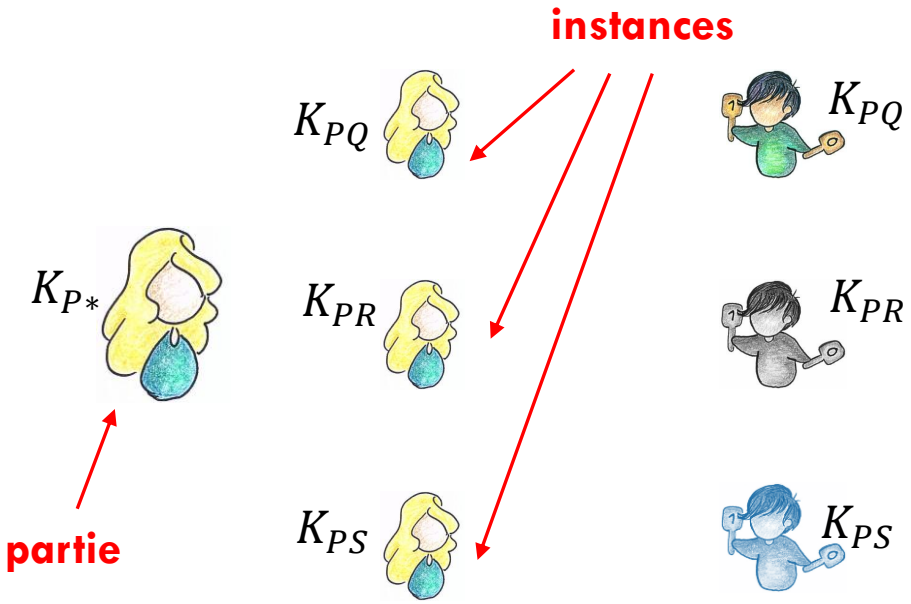
ENVIRONNEMENT ET PARTIES

- La sécurité AKE nécessite une modélisation de parties, instances et sessions

- Environnement d'exécution du protocole :
  - On suppose un ensemble de parties P qui peuvent être soit des clients, soit des serveurs
  - On suppose qu'une clé $K_{PQ} \xleftarrow{\$} \mathrm{KEYS}$ est choisie aléatoirement pour chaque paire $P \in \mathrm{CLIENTS}$, $Q \in \mathrm{SERVERS}$
  - Chaque instance de P sera instanciée avec les clés K_{P*} ou K_{*Q} (en fonction du rôle de P)

- Il faut encore modéliser :
  - La notion de partnering entre deux instances
  - La notion d'acceptance d'une session par une instance d'une partie
  - Les capacités des attaquants : parties malveillantes, participer aux sessions, apprendre des clés...

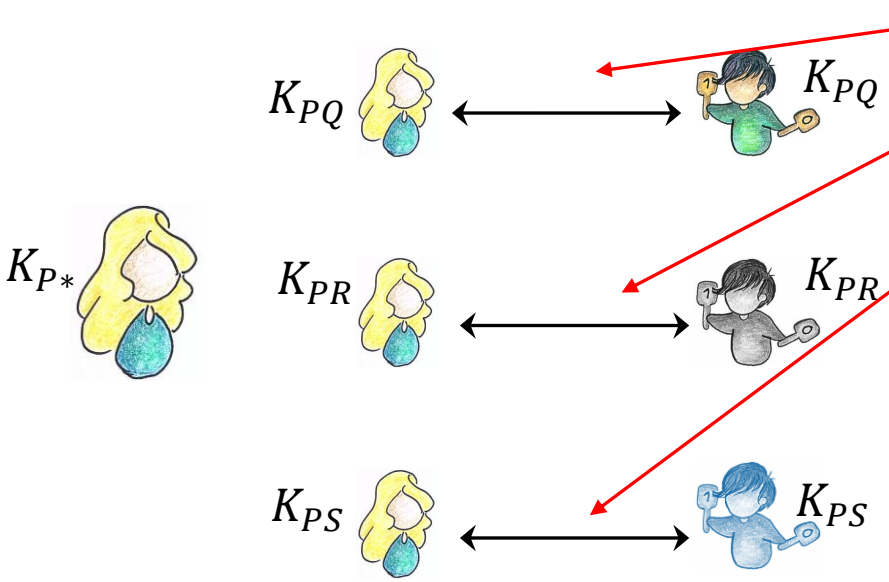
ENVIRONNEMENT ET PARTIES



Il faut encore modéliser :

- La notion de partnering entre deux instances
- La notion d'acceptance d'une session par une instance d'une partie
- Les capacités des attaquants : parties malveillantes, participer aux sessions, apprendre des clés...

ENVIRONNEMENT ET PARTIES



sessions : chaque session est associée à un identifiant sid
chaque instance detient un attribut sid

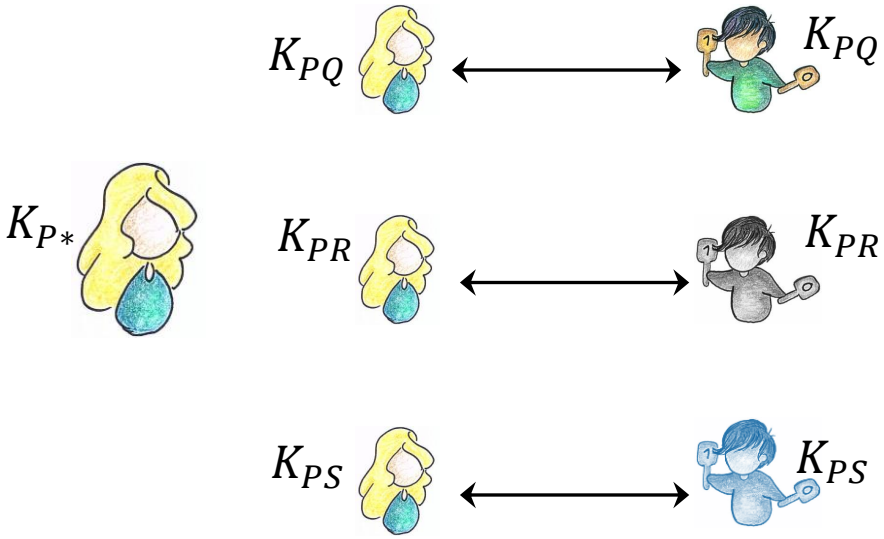
partenaire : partie avec laquelle l'instance a voulu parler
chaque instance detient un attribut pid

instances partenaires : instances ayant le même sid
et dont le partenaire indique la bonne partie

Il faut encore modéliser :

- La notion de partnering entre deux instances
- La notion d'acceptance d'une session par une instance d'une partie
- Les capacités des attaquants : parties malveillantes, participer aux sessions, apprendre des clés...

ENVIRONNEMENT ET PARTIES



acceptance : une instance "accepte" une session si elle s'exécute normalement

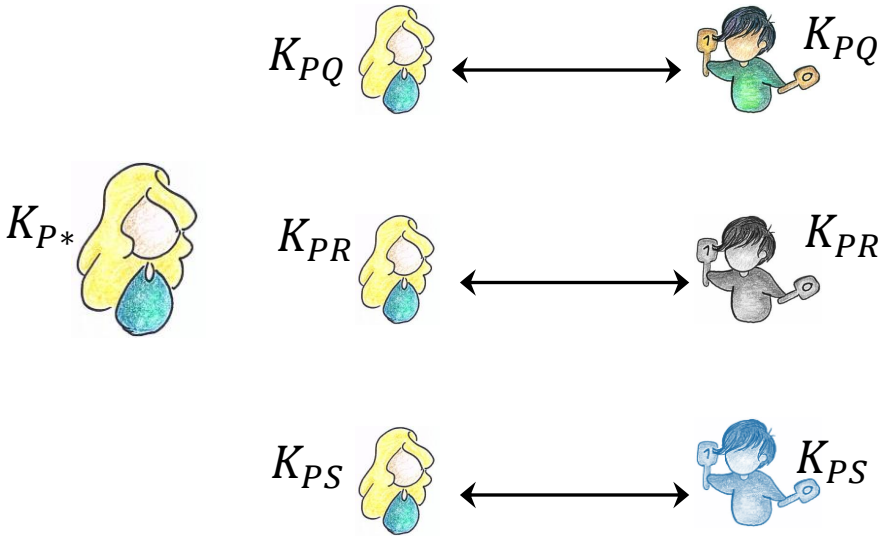
en pratique : toute vérification marche, authentification réussie, pas de message incorrect...

chaque instance a un attribut $\alpha \in \{0,1\}$: reject/accept

Il faut encore modéliser :

- La notion de partnering entre deux instances
- La notion d'acceptance d'une session par une instance d'une partie
- Les capacités des attaquants : parties malveillantes, participer aux sessions, apprendre des clés...

ENVIRONNEMENT ET PARTIES



L'attaquant peut :

créer des sessions : oNewSession(P, Q)
crée une instance Π_P^i

envoyer des messages : oSend(Π_P^i, m)
envoie m à Π_P^i, qui retourne m'
message special "Start" pour démarrer la session

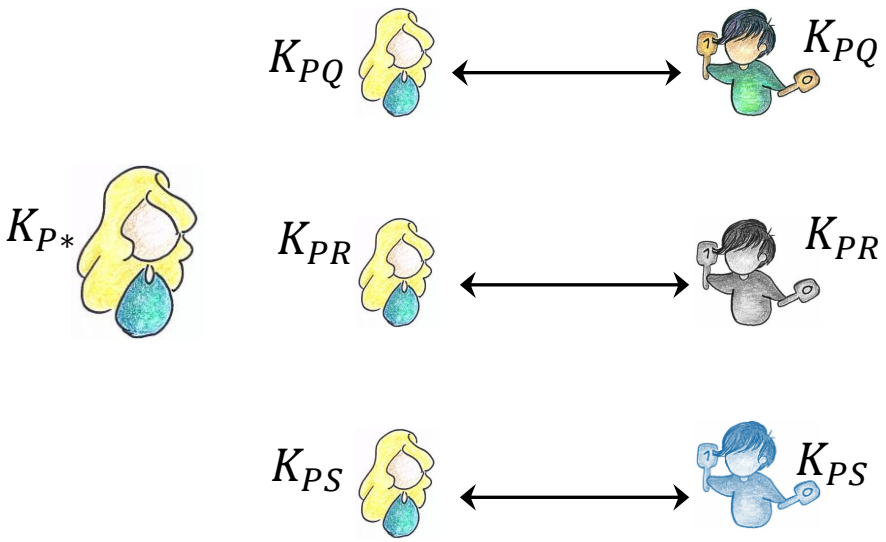
corrompre des parties : oCorrupt(P)
retourne toutes les clés K_{P*} ou K_{*P}

apprendre des clés de session : oReveal(Π_P^i)
retourne la clé $\Pi_P^i.sk$ de Π_P^i

Il faut encore modéliser :

- La notion de partnering entre deux instances
- La notion d'acceptance d'une session par une instance d'une partie
- Les capacités des attaquants : parties malveillantes, participer aux sessions, apprendre des clés...

ENVIRONNEMENT ET PARTIES



Résumé -- attributs de l'instance Π_P^i :

sid : $\Pi_P^i.sid$, identifiant de la session
collection de valeurs spécifiques à la session

pid : $\Pi_P^i.pid$, identifiant du partenaire
cet identifiant se confirme si le partenaire s'authentifie

bit d'acceptance : $\Pi_P^i.\alpha$, avec $\alpha \in \{0,1\}$, mis à 1 si Π_P^i accepte

bit de révélation : $\Pi_P^i.\rho \in \{0,1\}$, mis à 1 si réquête $\mathrm{oReveal}(\Pi_P^i)$

bit de corruption : $\Pi_P^i.\gamma$, avec $\gamma \in \{0,1\}$, activé si réquête oCorrupt(P)
attribut uniforme sur tout P: $\Pi_P^i.\gamma = \Pi_P^j.\gamma \ \ \forall\, i,j$

clé de long-terme : $\Pi_P^i.K \in \{K_{PQ}, K_{QP}\}$
la clé utilisée pour cette session

clé de session : $\Pi_P^i.sk$, initialisée à $\perp$

UN PROTOCOLE CORRECT

- **Instances partenaires** : si Π_P^i et Π_Q^j deux instances de P et Q dans l'environnement d'exécution

  On dit Π_P^i et Π_Q^j "matchent" ssi. :

  $P \in \text{CLIENTS}$ et $Q \in \text{SERVERS}$ (ou inversement)

  $\Pi_P^i.\text{pid} = Q$ et $\Pi_Q^j.\text{pid} = P$

  $\Pi_P^i.\text{sid} = \Pi_Q^j.\text{sid}$

- **Protocole correct** : dans l'absence d'un attaquant si Π_P^i et Π_Q^j "matchent" et si $\Pi_P^i.\alpha = \Pi_Q^j.\alpha = 1$ alors :

  $$\Pi_P^i.sk = \Pi_Q^j.sk$$

SÉCURITÉ AKE

Π_P^i de P t.q. $\Pi_P^i.\gamma = 0$

$\Pi_P^i.\alpha = 1$

- Cibler les clés calculées par une instance d'une partie honnête, qui a accepté
  - ... dont le partenaire est honnête aussi

$\Pi_P^i.pid = Q$ t.q. $\Pi_Q^*.\gamma = 0$

  - Cette clé doit être **indistinguable d'une clé aléatoirement choisie** de espace de toute clé possible

L'adversaire aura soit une vraie clé soit une clé aléatoire et devra les distinguer

  - Elle doit être **indépendente** de la clé de toute autre session

L'adversaire pourra faire oReveal sur toute instance Π_P^i ou Π_*^* qui match

- De plus, il faut garantir la **sécurité de l'authentification**

On ne peut pas impersonifier aucune partie qui s'authentifie, sauf par corruption

SÉCURITÉ DE L'AUTHENTIFICATION

- Échange de clés avec authentification mutuelle :
  - L'adversaire aura accès à $\mathrm{oNewSession}, \mathrm{oSend}, \mathrm{oReveal}, \mathrm{oCorrupt}$
  - Il gagnera s'il existe une instance Π_P^i tel que $\Pi_P^i.\alpha = 1$ et $\Pi_P^i.\gamma = 0$ et tel que :
    - Si $\Pi_P^i.pid = Q$ alors $\Pi_Q^*.\gamma = 0$ et il n'existe aucune instance Π_Q^j qui match Π_P^i

- Modification pour l'authentification unilatérale :
  - S'il s'agit de l'authentification du serveur auprès du client, alors $P \in \mathrm{CLIENTS}$ et $Q \in \mathrm{SERVERS}$
  - Si c'est l'inverse, alors $P \in \mathrm{SERVERS}$ et $Q \in \mathrm{CLIENTS}$

SÉCURITÉ DE L'ÉCHANGE DE CLÉS

- Nouvel attribut, nouvel oracle :
  - Un bit d'indistinguabilité par instance $\Pi_P^i.b \in \{0,1\}$
  - Oracle de test : $\mathrm{oTest}_b(\Pi_P^i)$: si $\Pi_P^i.sk \neq \perp$, alors si $b = 1$, l'oracle retourne $\Pi_P^i.sk$; si $b = 0$, retourner sk aléatoire

- Sécurité pour une authentification mutuelle :
  - L'adversaire aura accès à $\mathrm{oNewSession}, \mathrm{oSend}, \mathrm{oReveal}, \mathrm{oCorrupt}$ et une seule fois oTest
  - Finalement, l'adversaire retourne une instance valide Π_P^i et un bit d
  - Il gagnera si $d = \Pi_P^i.b$ et :
    - $\Pi_P^i.\alpha = 1$
    - $\Pi_P^i.\gamma = 0$ et si $\Pi_P^i.pid = Q$ alors $\Pi_Q^*.\gamma = 0$
    - $\Pi_P^i.\rho = 0$ et pour toute Π_Q^j qui match Π_P^i on a $\Pi_Q^j.\rho = 0$

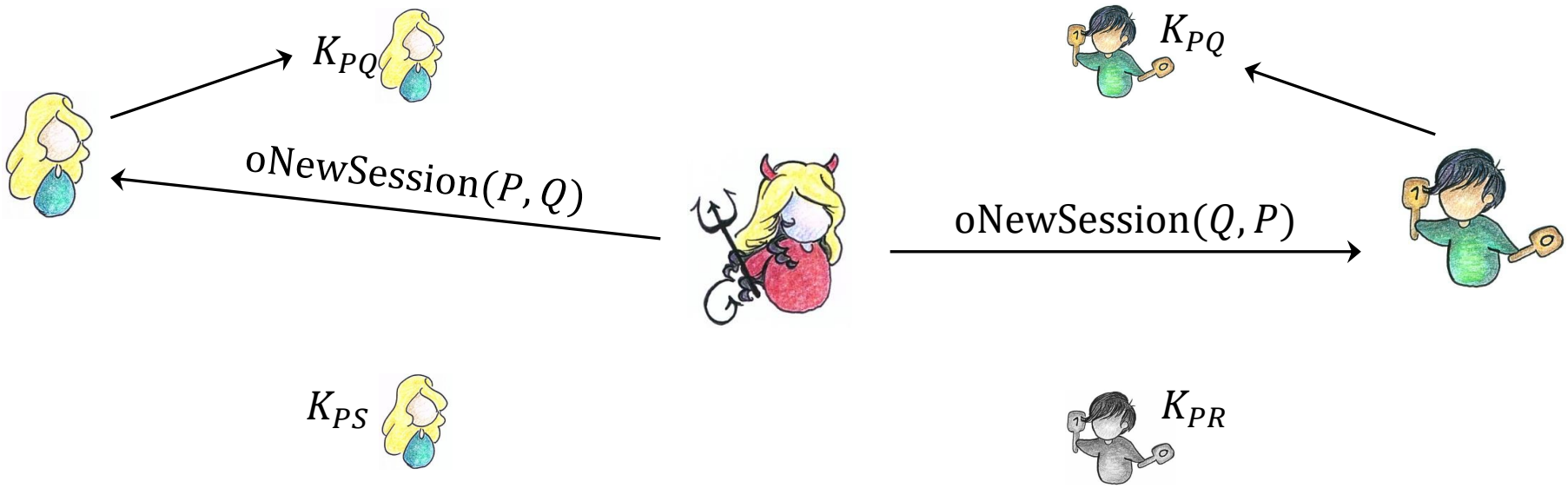
A peut distinguer la vraie clé d'une clé aléatoire

L'instance accepte

Ni la partie ciblée ni son partenaire sont corrompus

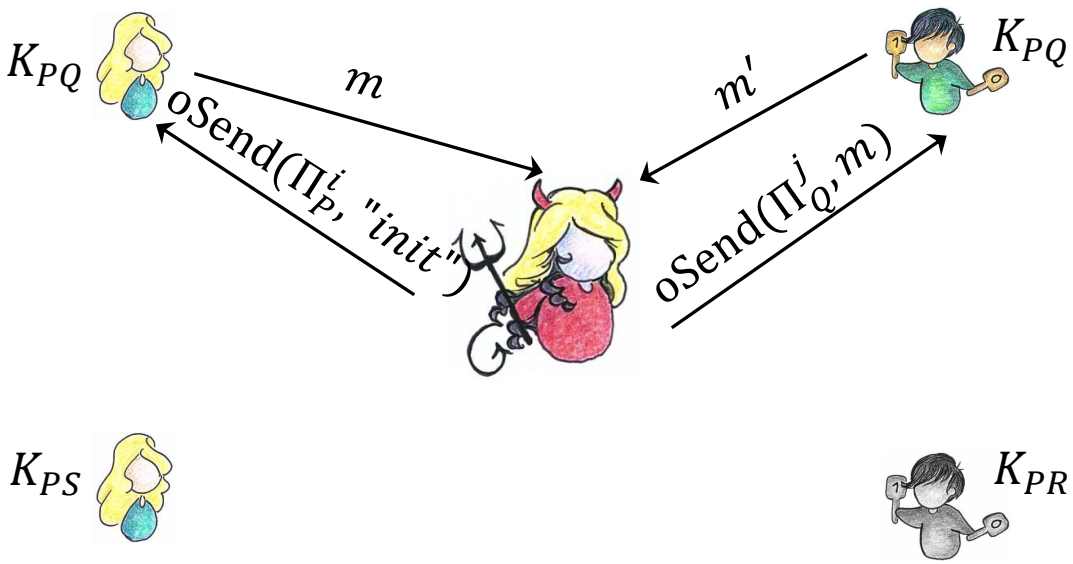
La clé de session n'est révélée ni d'un bout ni de l'autre

INTUITION SÉC. AUTHENTIFICATION MUTUELLE



- L'attaquant peut créer des instances

INTUITION SÉC. AUTHENTIFICATION MUTUELLE

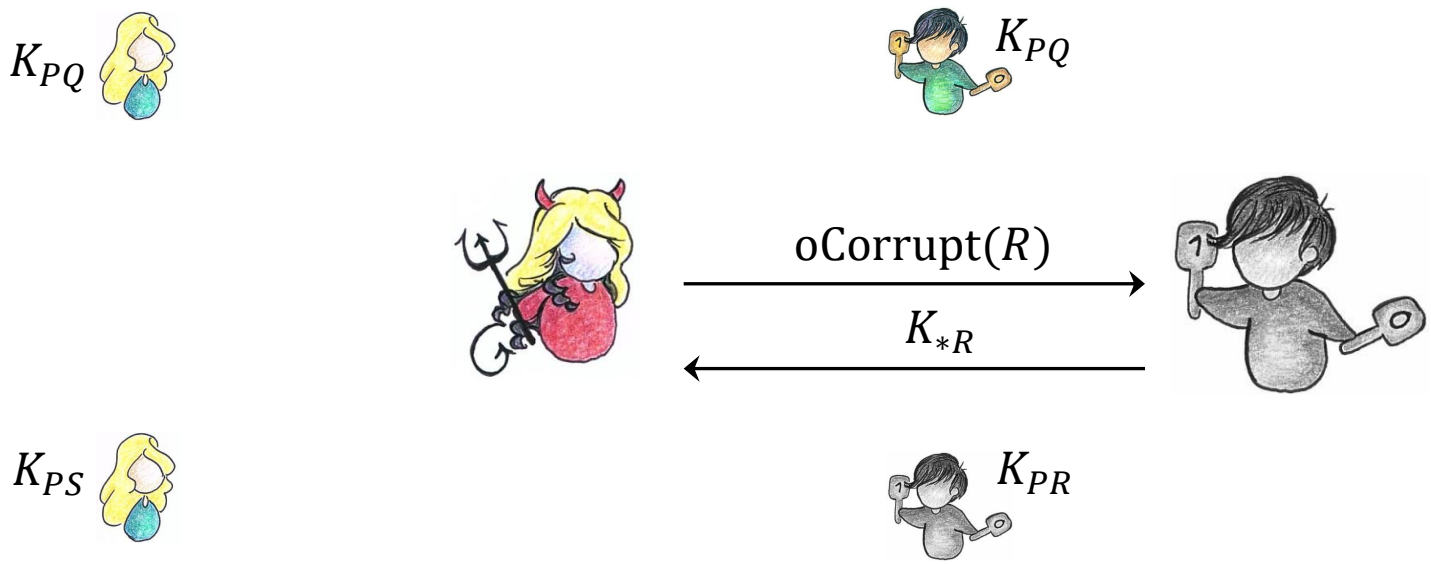


- L'attaquant peut observer un échange honnête entre deux parties honnêtes

INTUITION SÉC. AUTHENTIFICATION MUTUELLE

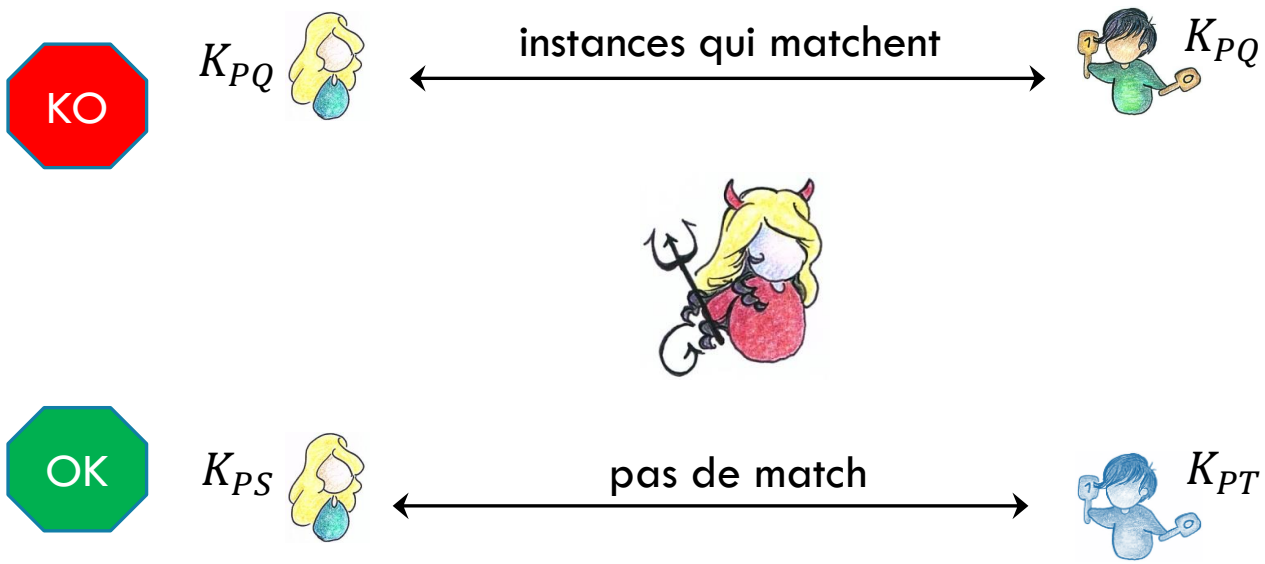
- L'attaquant peut insérer des messages arbitraires

INTUITION SÉC. AUTHENTIFICATION MUTUELLE



- L'attaquant peut corrompre des parties honnêtes...
  - ... mais pas la partie ciblée, ni son partenaire

INTUITION SÉC. AUTHENTIFICATION MUTUELLE

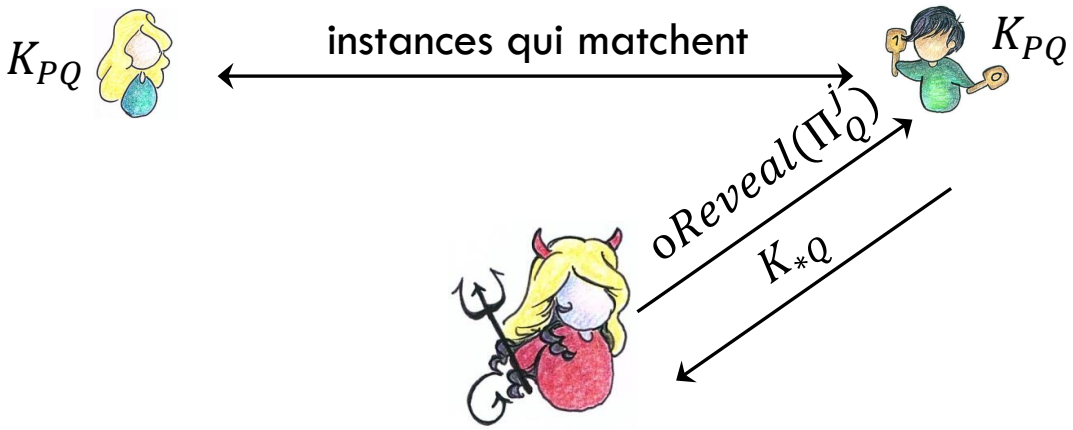


- L'attaquant gagne si une instance accepte sans partenaire

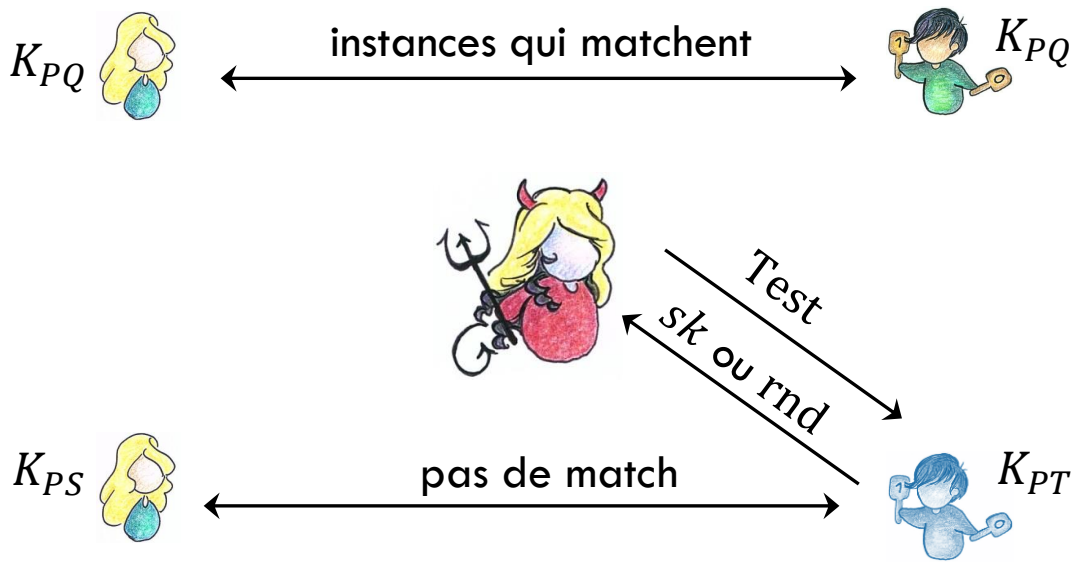
INTUITION SÉCURITÉ AKE

- De même que pour l'authentification, l'adversaire peut :
  - créer de nouvelles instances
  - observer des exécutions honnêtes
  - envoyer des messages de son choix
  - corrompre toute partie sauf l'instance ciblée et son partenaire

- ... et de plus :
  - Révélation de clé de session ...
  - ... seulement pour des instances non-ciblées
  - ... et des instances sans match pour l'instance ciblée



INTUITION SÉCURITÉ AKE -- ORACLE TEST



- L'attaquant peut faire une seule réquête à une instance "fraîche"

ET SI L'AUTHENTIFICATION EST UNILATÉRALE ?

- Le jeu AKE change pour une authentification unilatérale

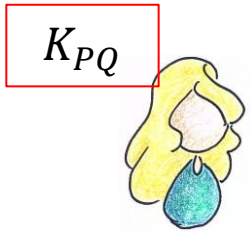
L'authentification du serveur assure qu'il y aura deux bouts honnêts

- Supposons une authentification unilatérale du côté du serveur
- L'attaquant devra cibler une instance client acceptante, avec un partenaire non-corrompu
  - ... ou une instance de serveur avec une instance client honnête qui match

On s'assure qu'il y a deux bouts honnêts

LA SÉCURITÉ D'UN PROTOCOLE

EXEMPLE DE PROTOCOLE



P, Q, N_C

Choisir $N_C \xleftarrow{\$} \{0,1\}^{256}$

Choisir $N_S \xleftarrow{\$} \{0,1\}^{256}$

N_S, tag_S

$\text{tag}_S \leftarrow HMAC_{K_{PQ}}(N_C, N_S)$

Vérifier $\text{tag}_S = HMAC_{K_{PQ}}(N_C, N_S)$

Annuler session si erreur

tag_C

Vérifier $\text{tag}_C = HMAC_{K_{PQ}}(N_S, N_C)$

Annuler session si erreur

$\text{tag}_C \leftarrow HMAC_{K_{PQ}}(N_S, N_C)$

Calculer $sk \leftarrow H(K_{PQ}, N_C, N_S)$

Calculer $sk \leftarrow H(K_{PQ}, N_C, N_S)$

- Un cas un peu bizarre : choisir $N_S = N_C$
- Même si on pouvait faire un raisonnement de preuve, plus difficile !

UN PROTOCOLE MODIFIÉ

K_{PQ}

K_{PQ}

P, Q, N_C

Choisir $N_C \xleftarrow{\$} \{0,1\}^{256}$

Choisir $N_S \xleftarrow{\$} \{0,1\}^{256}$

N_S, tag_S

$\text{tag}_S \leftarrow HMAC_{K_{PQ}}(1, N_C, N_S)$

Vérifier $\text{tag}_S = HMAC_{K_{PQ}}(1, N_C, N_S)$

Annuler session si erreur

tag_C

Vérifier $\text{tag}_C = HMAC_{K_{PQ}}(2, N_S, N_C)$

Annuler session si erreur

$\text{tag}_C \leftarrow HMAC_{K_{PQ}}(2, N_S, N_C)$

Si tout OK : $\alpha = 1$

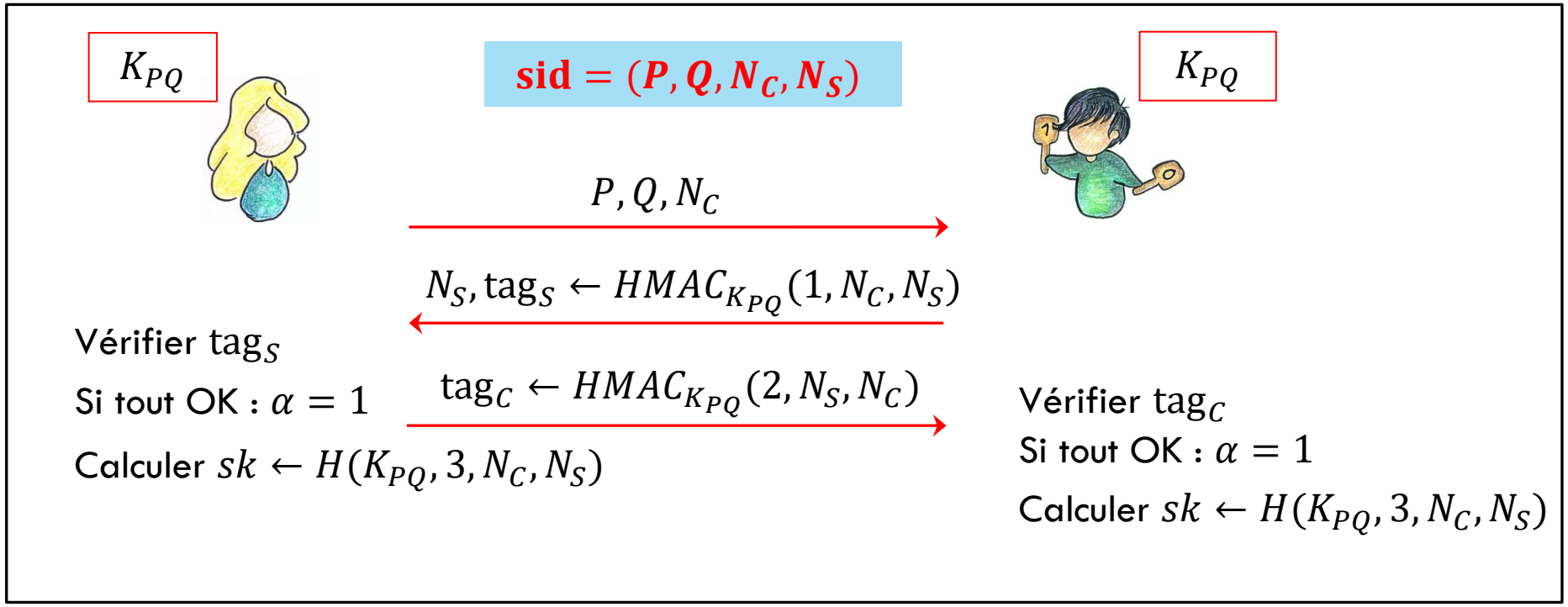
Si tout OK : $\alpha = 1$

Calculer $sk \leftarrow H(K_{PQ}, 3, N_C, N_S)$

Calculer $sk \leftarrow H(K_{PQ}, 3, N_C, N_S)$

Identifiant de session : sid $= (P, Q, N_C, N_S)$

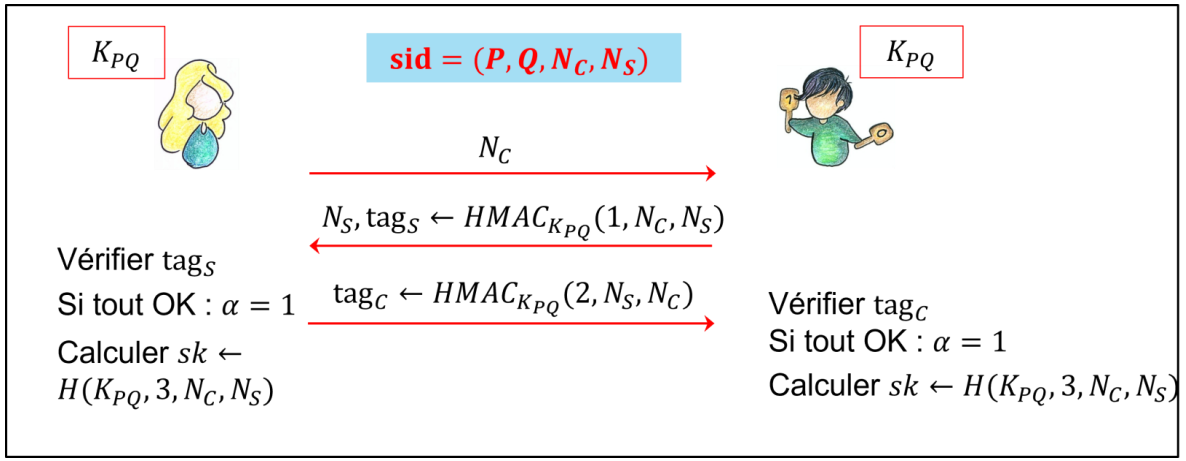
SÉCURITÉ



- Le protocole est sécurisé si on remplace HMAC et H par RO
- Pourquoi ?

INTUITION DE PREUVE

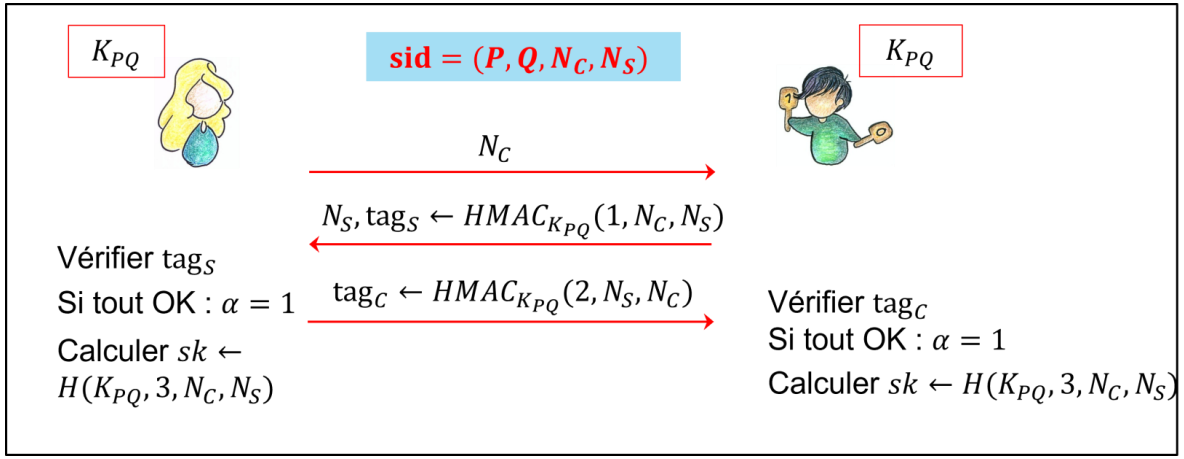
- Le protocole est sécurisé si on remplace HMAC et H par RO
- Authentification Q vers P :
  - Pour un tuple unique (N_C, N_S) et une clé K_{PQ} privée, la valeur tag_S est imprévisible/unforgeable
- Authentification P vers Q :
  - Pour un tuple unique (N_C, N_S) et une clé K_{PQ} privée, la valeur tag_C est imprévisible/unforgeable



- Sécurité de la clé de session :
  - L'instance ciblée est d'une partie non-corrompue, (avec un partenaire non-corrompu) : pas d'impersonification
  - Les nonces sont quasi-uniques : chaque clé honnêtement calculée est connue par $\leq$ deux instances honnêtes
  - Comme H est remplacée par un RO, la clé est ensuite pseudo-aléatoire (sa sécurité dépendra de K_{PQ})

AUTH. SERVEUR VERS CLIENT : STRATÉGIE

- L'attaquant aura le droit de créer des instances de protocole, envoyer des messages, et aussi de corrompre certaines entités
- L'attaquant devra obliger une instance de P à l'accepter en tant qu'un serveur honnête Q
  - Ni P ni Q ne peuvent pas être corrompus
  - L'instance ciblée ne doit pas avoir une instance qui match
- Sans compromission de P,Q : K_{PQ} reste privée
- Instance de P honnête : aléa fraîche
  - On peut argumenter l'unicité de N_C en instance honnête
  - Argumenter : aléa imprévisible par l'attaquant
  - Donc : tag_S quasi-unique

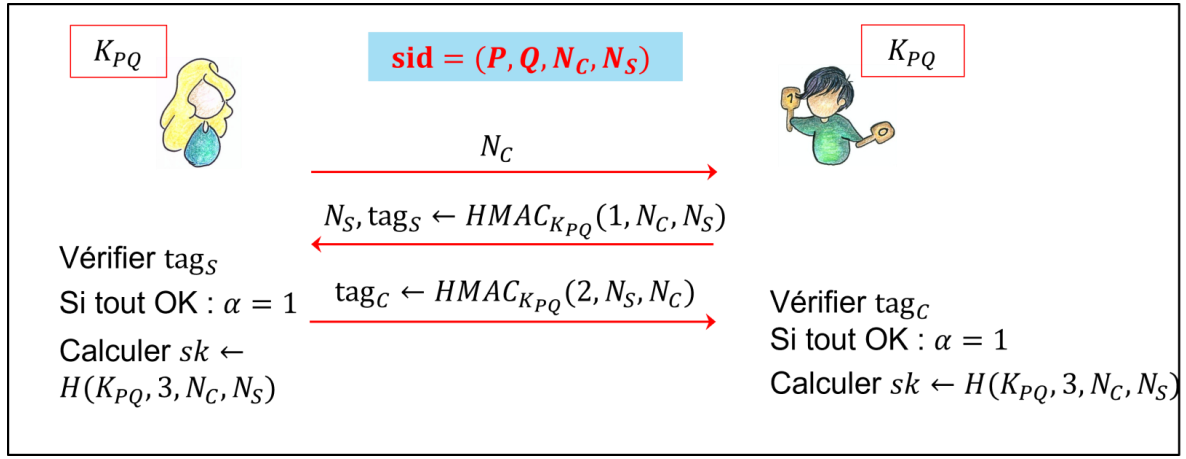


- Finalement : sans connaître K_{PQ}, sans avoir tag_S, la clé est indistinguable d'aléatoire

AUTH. SERVEUR VERS CLIENT : PREUVE

- On suppose : n_C clients, n_S serveurs, q_{inst} instances créées, q_{RO} réquêtes au RO
- G_0 : le jeu initial
- G_1 : Pas deux fois même N_C pour inst. honnête
  - La probabilité d'une collision est $\binom{q_{\text{inst}}}{2} \cdot 2^{-|N_C|}$
  - Donc :

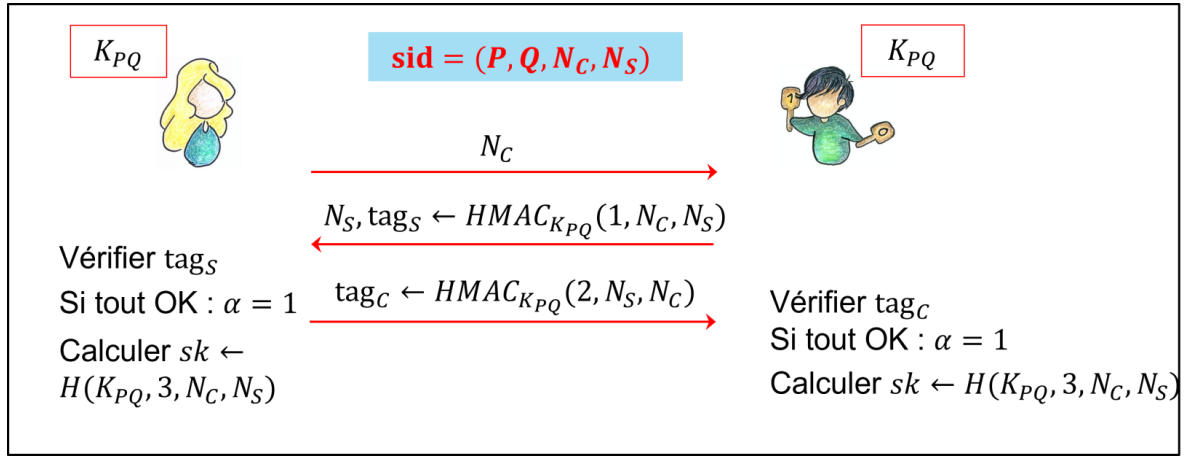
$$\Pr[A \text{ wins } G_0] \leq \Pr[A \text{ wins } G_1] + \binom{q_{\text{inst}}}{2} \cdot 2^{-|N_C|}$$



AUTH. SERVEUR VERS CLIENT : PREUVE

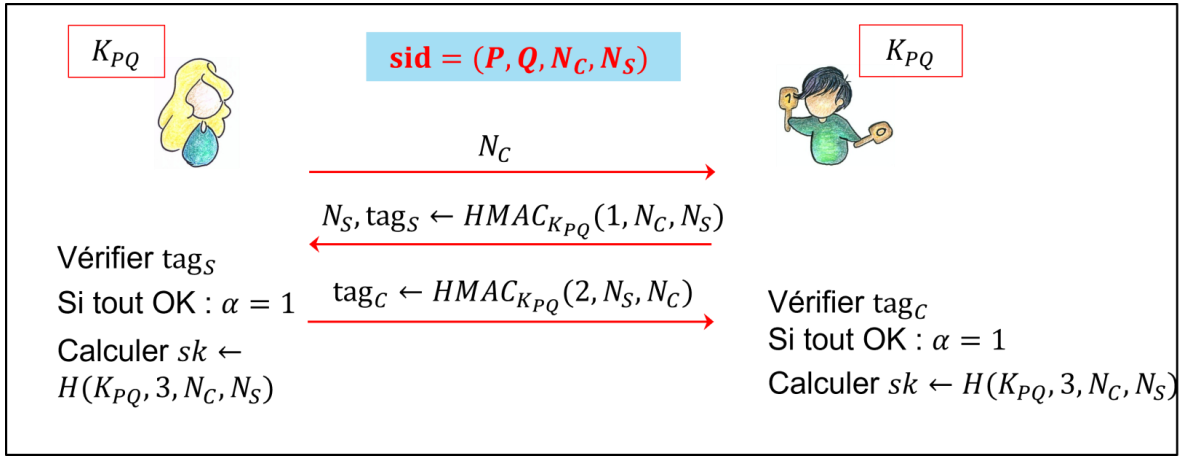
- On suppose : n_C clients, n_S serveurs, q_{inst} instances créées, q_{RO} réquêtes au RO
- G_0 : le jeu initial
- G_1 : Pas deux fois même N_C pour inst. honnête
- G_2 : A ne peut pas anticiper N_C honnête :
  - La probabilité d'une collision est $\binom{q_{\text{inst}}}{2} \cdot 2^{-|N_C|}$ aussi
  - Donc :

$$\Pr[A \text{ wins } G_1] \leq \Pr[A \text{ wins } G_2] + \binom{q_{\text{inst}}}{2} \cdot 2^{-|N_C|}$$



AUTH. SERVEUR VERS CLIENT : PREUVE

- On suppose : n_C clients, n_S serveurs, q_{inst} instances créées, q_{RO} réquêtes au RO
- G_0 : le jeu initial
- G_1 : Pas deux fois même N_C pour inst. honnête
- G_2 : A ne peut pas anticiper N_C honnête
- G_3 : Challenger devine P, Q ciblés par A

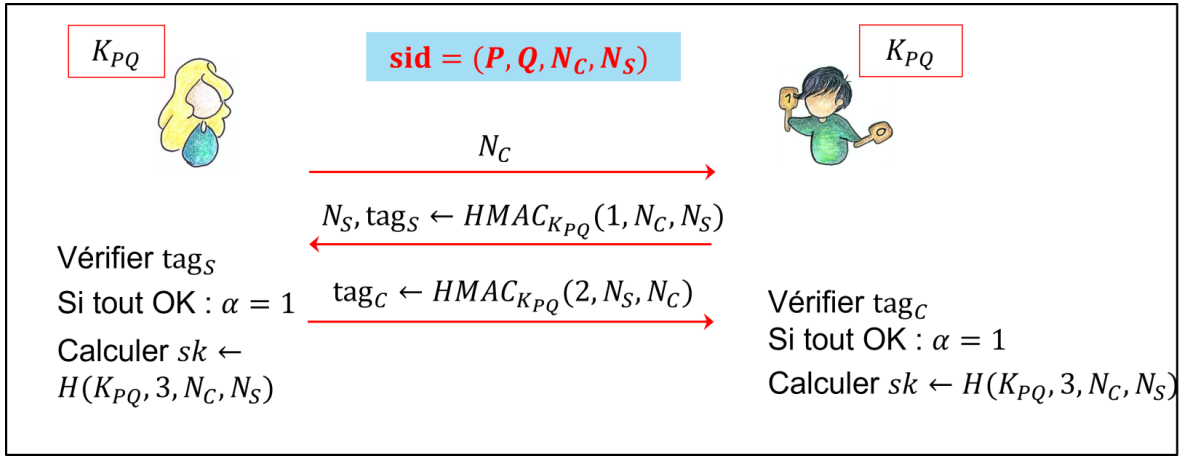


- Il y a n_C clients en total dans le système
- Donc :

$$\Pr[A \text{ wins } G_2] \leq n_C \cdot n_S \Pr[A \text{ wins } G_3]$$

AUTH. SERVEUR VERS CLIENT : PREUVE

- On suppose : n_C clients, n_S serveurs, q_{inst} instances créées, q_{RO} réquêtes au RO
- G_0 : le jeu initial
- G_1 : Pas deux fois même N_C pour inst. honnête
- G_2 : A ne peut pas anticiper N_C honnête
- G_3 : Challenger devine P, Q ciblés par A
- G_4 : A n'envoie pas $(K_{PQ}, 1, N_C, N_S)$ à RO

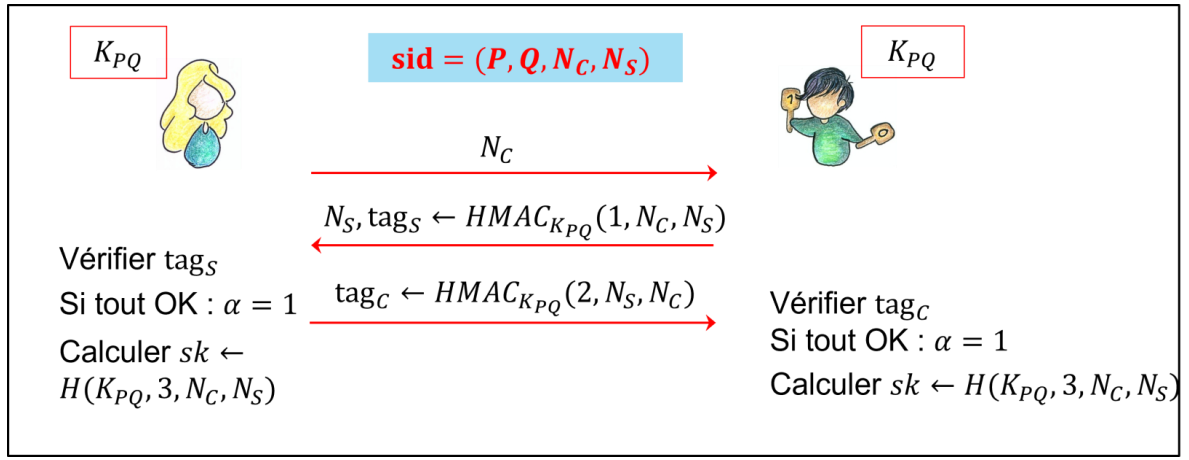


- Notons pas KEYS l'ensemble de clés duquel on choisit les clés long-terme K_{PQ}
- Les valeurs N_C, N_S et 1 sont publiques, mais pas le K_{PQ} ciblé, utilisé dans les sessions ciblées
- Le fait d'avoir deviné P, Q réduit le nombre de requêtes pertinentes à q_{RO}
- Donc :

$$\Pr[A \text{ wins } G_3] \leq \Pr[A \text{ wins } G_4] + q_{RO} \cdot \frac{1}{|\text{KEYS}|}$$

AUTH. SERVEUR VERS CLIENT : PREUVE

- On suppose : n_C clients, n_S serveurs, q_{inst} instances créées, q_{RO} réquêtes au RO
- G_0 : le jeu initial
- G_1 : Pas deux fois même N_C pour inst. honnête
- G_2 : A ne peut pas anticiper N_C honnête
- G_3 : Challenger devine P, Q ciblés par A
- G_4 : A n'envoie pas $(K_{PQ}, 1, N_C, N_S)$ à RO
- Gagner G_4 :



- La probabilité de gagner maintenant se réduit à soit distinguer HMAC de RO, soit deviner la valeur tag_S
- Donc :

$$\Pr[A \text{ wins } G_4] \leq \text{Adv}_{RO} + q_{\text{inst}} \cdot 2^{-|\text{tag}_S|}$$

RÉSUMER LA PREUVE

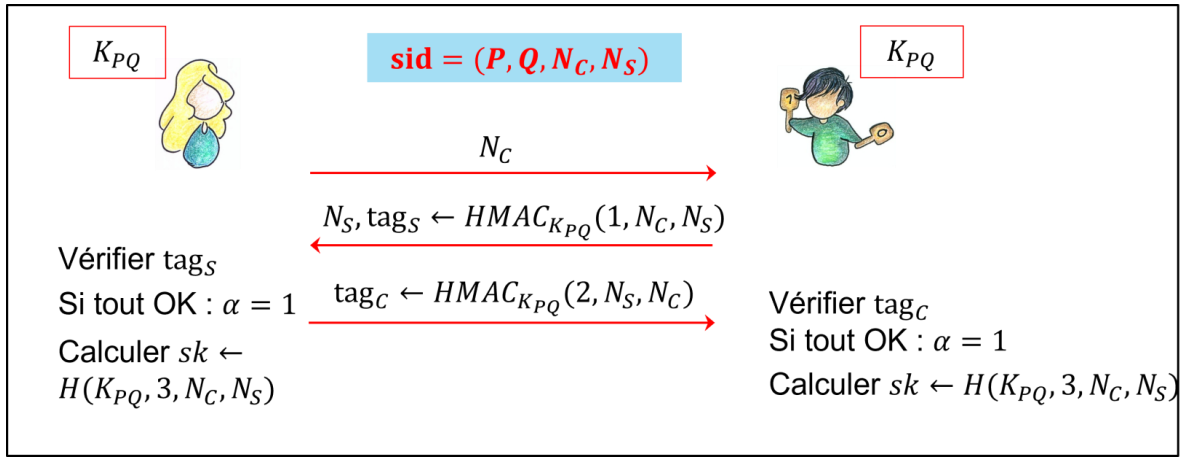
- **Théorème** : Dans le modèle de l'oracle aléatoire, le protocole est sécurisé en termes de l'authentification serveur vers client. Plus particulièrement :

$$\Pr[A\ gagne] \leq 2 \cdot \binom{q_{\text{inst}}}{2} \cdot 2^{-|N_C|} + n_C n_S (\text{Adv}_{RO} + q_{\text{inst}} \cdot 2^{-|\text{tag}_S|} + q_{RO} \cdot \frac{1}{|\text{KEYS}|})$$

- **Étapes** :
  - Jeu G_1 : chaque instance honnête de client génère une valeur aléatoire unique :
  - Jeu G_2 : A ne peut pas anticiper une valeur aléatoire utilisée dans une session unique
  - Jeu G_3 : Le challenger devine au moins un client ciblé P et son partenaire Q
  - Jeu G_4 : A ne peut pas apprendre tag_S en envoyant une requête au RO
  - Gagner G_4 : Soit distinguer le HMAC du RO, soit deviner tag_S

SÉCURITÉ D'ÉCHANGE DE CLÉS : INTUITION

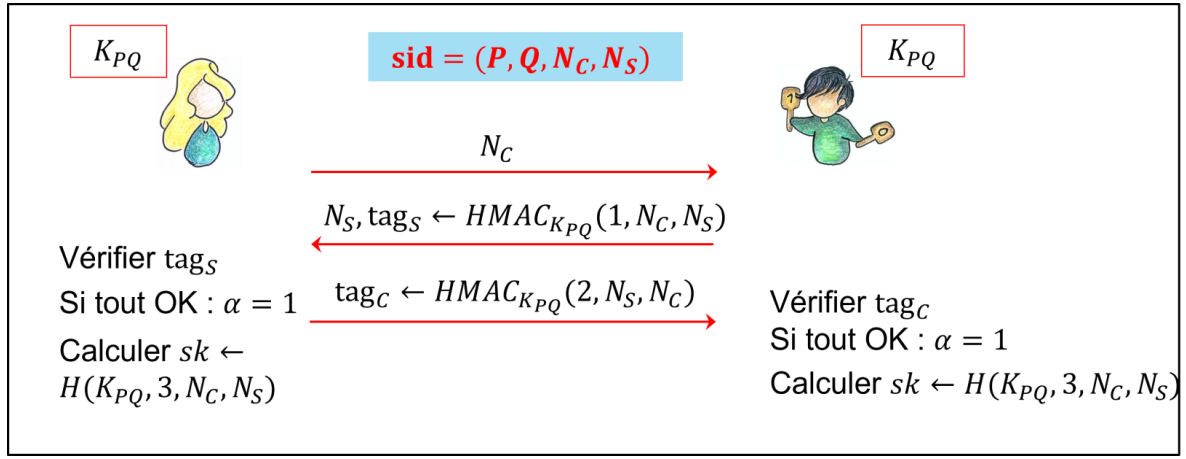
- L'authentification client vers serveur identique. Et l'échange de clés ?
- L'attaquant pourra créer des instances, envoyer des messages, corrompre et révéler des clés
- A la fin, il devra distinguer d'aléatoire la clé (non-révélée) d'une instance acceptante, honnête
  - ... dont le partenaire est non-corrompu
- La clé K_{PQ} utilisée dans la session reste privée
  - Car pas de corruption de P, Q
- Argumenter l'unicité de N_C, N_S, session ciblée
  - Unicité du tuple (N_C, N_S) dans une session honnête
  - Ceci se traduit par une unicité de clés/session



- Argumenter l'impossibilité de calculer la clé d'une session honnête en la demandant au RO
- Maintenant le RO garantit l'indistinguabilité d'aléatoire

SÉCURITÉ ÉCHANGE DE CLÉS : PREUVE

- On suppose : n_C clients, n_S serveurs, q_{inst} instances créées, q_{RO} réquêtes au RO
- G_0 : le jeu initial
- G_1 : Pas de collision sur N_C en 2 inst. honnêtes

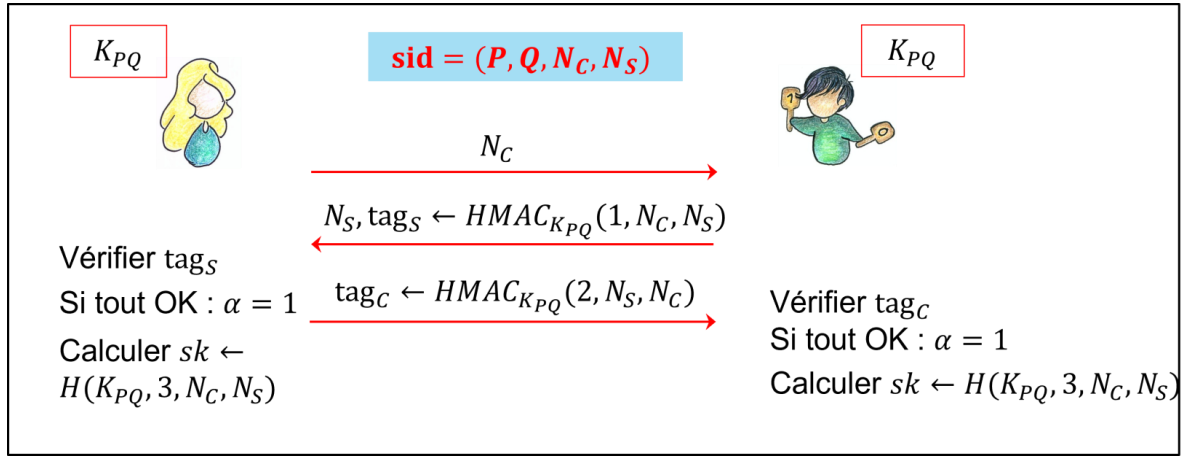


- La probabilité d'une collision est $\binom{q_{\text{inst}}}{2} \cdot 2^{-|N_C|}$
- Donc :

$$\text{Adv}[A \text{ wins } G_0] \leq \text{Adv}[A \text{ wins } G_1] + \binom{q_{\text{inst}}}{2} \cdot 2^{-|N_C|}$$

SÉCURITÉ ÉCHANGE DE CLÉS : PREUVE

- On suppose : n_C clients, n_S serveurs, q_{inst} instances créées, q_{RO} réquêtes au RO
- G_0 : le jeu initial
- G_1 : Pas de collision sur N_C en 2 inst. honnêtes
- G_2 : Pas de collision sur N_S en 2 inst. honnêtes

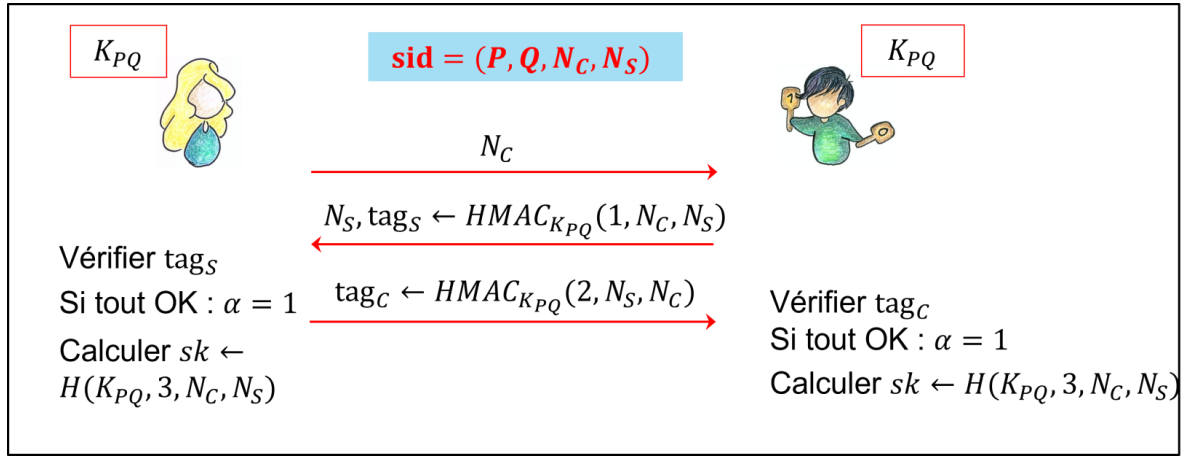


- La probabilité d'une collision est $\binom{q_{\text{inst}}}{2} \cdot 2^{-|N_S|}$
- Donc :

$$\text{Adv}[A \text{ wins } G_1] \leq \text{Adv}[A \text{ wins } G_2] + \binom{q_{\text{inst}}}{2} \cdot 2^{-|N_S|}$$

SÉCURITÉ ÉCHANGE DE CLÉS : PREUVE

- On suppose : n_C clients, n_S serveurs, q_{inst} instances créées, q_{RO} réquêtes au RO
- G_0 : le jeu initial
- G_1 : Pas de collision sur N_C en 2 inst. honnêtes
- G_2 : Pas de collision sur N_S en 2 inst. honnêtes
- G_3 : Deviner P ciblé et son partenaire Q

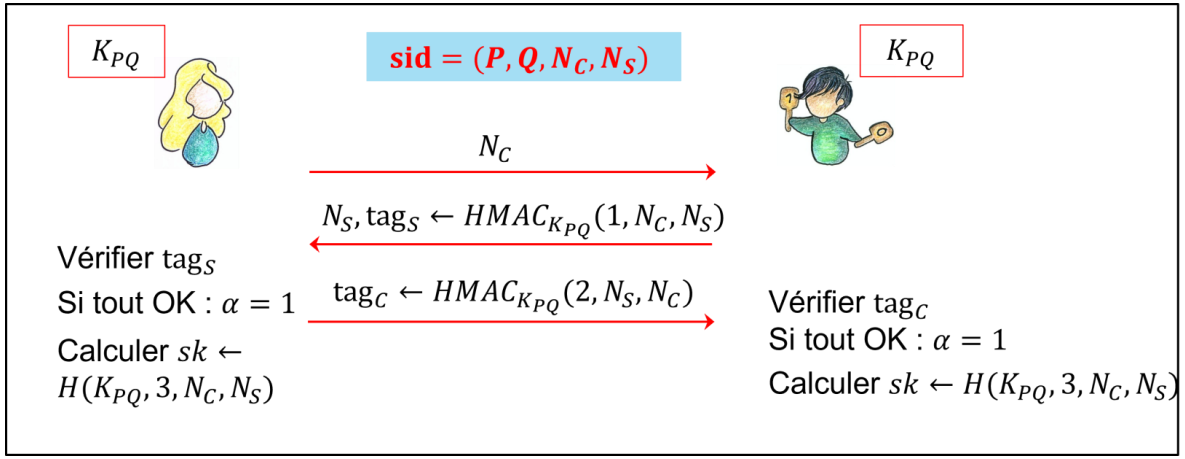


- Soit P est un client et Q, un serveur, soit l'inverse
- Donc :

$$\text{Adv}[A \text{ wins } G_2] \leq n_C \cdot n_S \cdot \text{Adv}[A \text{ wins } G_3]$$

SÉCURITÉ ÉCHANGE DE CLÉS : PREUVE

- On suppose : n_C clients, n_S serveurs, q_{inst} instances créées, q_{RO} réquêtes au RO
- G_0 : le jeu initial
- G_1 : Pas de collision sur N_C en 2 inst. honnêtes
- G_2 : Pas de collision sur N_S en 2 inst. honnêtes
- G_3 : Deviner P ciblé et son partenaire Q
- A ce point, la session ciblée a des nonces uniques
  G_4 : A ne peut plus envoyer $(K_{PQ}, 3, N_C, N_S)$ au RO

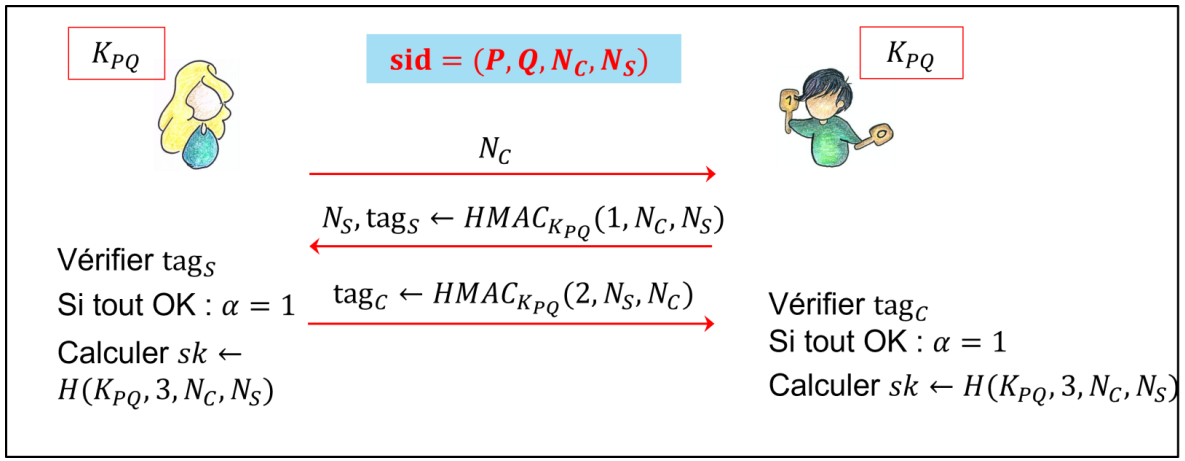


- Notant par KEYS l'espace de clés d'où on génère les clés long-terme des utilisateurs :

$$\text{Adv}[A \text{ wins } G_3] \leq \text{Adv}[A \text{ wins } G_4] + q_{\text{RO}} \cdot \frac{1}{|\text{KEYS}|}$$

SÉCURITÉ ÉCHANGE DE CLÉS : PREUVE

- On suppose : n_C clients, n_S serveurs, q_{inst} instances créées, q_{RO} réquêtes au RO
- G_0 : le jeu initial
- G_1 : Pas de collision sur N_C en 2 inst. honnêtes
- G_2 : Pas de collision sur N_S en 2 inst. honnêtes
- G_3 : Deviner P ciblé et son partenaire Q
- A ce point, la session ciblée a des nonces uniques
  G_4 : A ne peut plus envoyer $(K_{PQ}, 3, N_C, N_S)$ au RO



- Gagner G_4 : l'attaquant ne peut plus distinguer entre les deux valeurs, sauf en distinguant la fonction de hachage d'un oracle aléatoire

$$\text{Adv}[A \text{ wins } G_4] = \text{Adv}_{RO}$$

RÉSUMER LA PREUVE

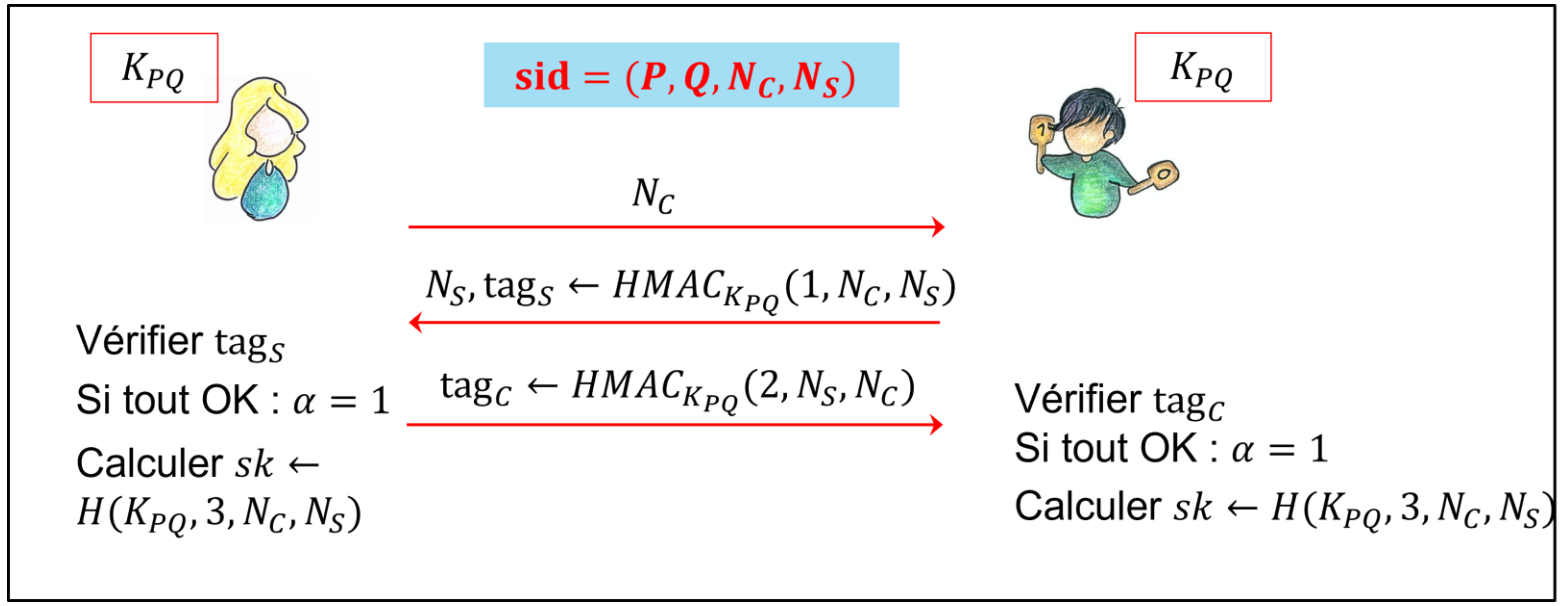
- **Théorème** : Dans le modèle de l'oracle aléatoire, le protocole est AKE-sécurisé. Plus particulièrement :

$$\Pr[A\ gagne] \leq \binom{q_{\text{inst}}}{2} \cdot \left(2^{-|N_C|} + 2^{-|N_S|}\right) + n_C \cdot n_S(\text{Adv}_{RO} + q_{RO} \cdot \frac{1}{|\text{KEYS}|})$$

- **Étapes** :
  - Jeu G_1 : chaque N_C honnêtement généré est unique
  - Jeu G_2 : chaque N_S honnêtement généré est unique
  - Jeu G_3 : Le challenger devine au la partie ciblée et son partenaire
  - Jeu G_4 : A ne peut pas trouver la clé en envoyant une requête au RO
  - Gagner G_4 : distinguer le HMAC du RO

QUELQUES RÉFLEXIONS

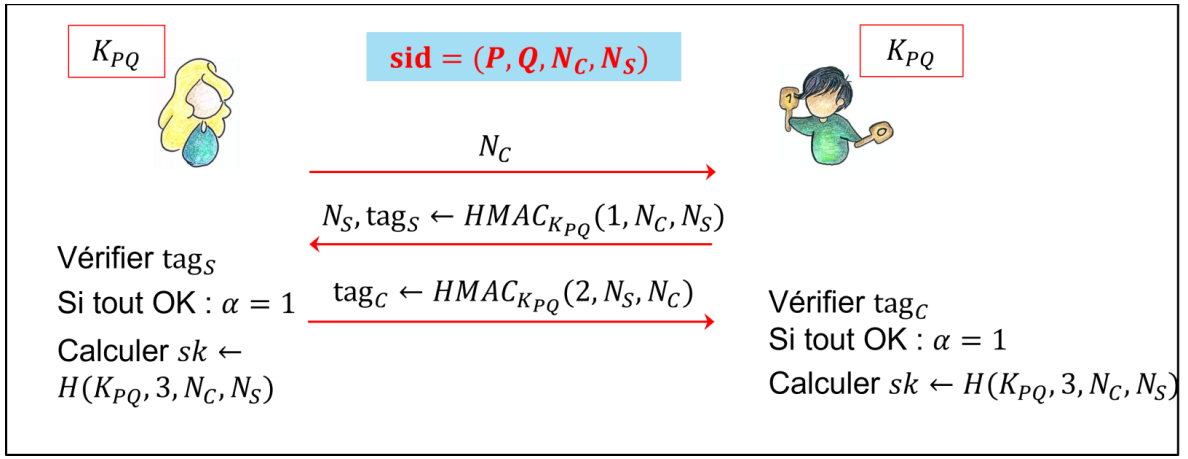
HMAC VS. HASH



Si on idéalise les deux par un RO, pourquoi utiliser deux primitives différentes ?

DIFFÉRENCES KDF, PRF, HMAC, H

- Une raison pour différencier entre deux primitives est leur utilité (en termes de sécurité) :
  - Une HMAC permet de s'authentifier
  - Une dérivation de clé peut se faire avec une H (en RO)
  - ... ou avec une KDF



- Une autre raison : les hypothèses de sécurité :
  - L'hypothèse du RO est forte
  - Réduction possible au jeu de sécurité d'une fonction pseudo-aléatoire (PRF) pour HMAC
  - Réduction au jeu de sécurité d'une KDF pour remplacer H
  - Ces preuves sont, par contre, plus compliquées

PERFECT FORWARD SECRECY (PFS)

- Dans la sécurité AKE : instance ciblée honnête, partenaire honnête
- Notion PFS : disons qu'à un moment, une clé long-terme est corrompue par un attaquant
  - La sécurité des sessions futures est compromise
  - Mais qu'est-ce qui se passe pour la sécurité des sessions passées ?
- Notre protocole n'est pas PFS-sécurisé
- Pour avoir la PFS, les clés long-termes doivent évoluer (mises à jour par RO)